

## ⑫ 公開特許公報 (A) 昭60-247683

⑬ Int. Cl. 1	識別記号	厅内整理番号	⑭ 公開 昭和60年(1985)12月7日
G 09 C 1/00		7368-5B	
// G 06 F 12/16		7737-5B	
H 04 L 9/02		A-7240-5K	審査請求 未請求 発明の数 1 (全4頁)

⑮ 発明の名称 データ保護管理システム

⑯ 特願 昭59-104228

⑰ 出願 昭59(1984)5月23日

⑱ 発明者 滑川 敏彦	吹田市山田丘2番1号 大阪大学工学部内
⑱ 発明者 笠原 正雄	吹田市山田丘2番1号 大阪大学工学部内
⑱ 発明者 常盤 欣一郎	吹田市山田丘2番1号 大阪大学工学部内
⑱ 発明者 松見 知代子	吹田市山田丘2番1号 大阪大学工学部内
⑱ 発明者 西門 裕	神戸市兵庫区和田崎町1丁目1番2号 三菱電機株式会社 制御製作所内
⑱ 発明者 藤井 正泰	神戸市兵庫区和田崎町1丁目1番2号 三菱電機株式会社 制御製作所内
⑲ 出願人 三菱電機株式会社	東京都千代田区丸の内2丁目2番3号
⑳ 代理人 弁理士 田澤 博昭	外2名

## 明細書

## 1. 発明の名称

データ保護管理システム

## 2. 特許請求の範囲

(1) 情報を分散管理するシステムにおいて、多项式版に拡張された中国人の剰余定理に基づき元の情報を複数の分割情報としてそれぞれ符号化し、符号化された前記分割情報の中から任意の一定個数以上の分割情報を集めて元の情報列を一意に復号化するようにしたことを特徴とするデータ保護管理システム。

(2) 一定個数以上の分割情報を集めて復号化された元の情報列は論理的に正しく再生されているかどうか判定されたものであることを特徴とする特許請求の範囲第1項記載のデータ保護管理システム。

## 3. 発明の詳細な説明

## 〔発明の技術分野〕

この発明は、情報の分散管理及びデータを暗号化して保護する方式に関するものである。

## 〔従来技術〕

従来、この種の暗号化方式として、米国のデータ暗号化規格 (DES) や公開鍵暗号方式がある (例えば土居範久著、"米国のデータ暗号化規格 DES"、コンピュータ・サイエンス、bit Vol. 13, No. 2, P. 4 ~ P. 15 共立出版 (1981) 参照)。

米国のデータ暗号化規格 (DES) は、元の情報列を 64 ビット毎のブロックに分割してそれを入力ブロックとし、換字及び転置処理を施すことにより、暗号化された 64 ビットの出力情報を生成するものである。すなわち、入力ブロックに対し、64 ビットの鍵を使うことにより暗号文を作り出すものである。DES では暗号化の鍵と復号化の鍵は同一であるが、公開鍵暗号方式では、暗号化と復号化の鍵が異なるため、暗号化の鍵は公開される。

従来のこの種の暗号化方式は、以上のように構成されていたので、1つの暗号化された情報とそれを復号化するための鍵さえあれば、元の情報列

を容易に再生できる欠点があつた。

〔発明の概要〕

この発明は上記のような従来のものの欠点を除去するためになされたもので、元の情報列を暗号化された複数個の情報に分割し、それらの中から任意の一定個数以上の分割情報を集めると元の情報列が再生できるいわば情報と鍵を分散管理するデータ保護管理システムを提供することを目的としている。

〔発明の実施例〕

以下、この発明の一実施例を図について説明する。第1図において、1は元の情報列  $t(x)$  として用いるデータベース、2は  $N$  個に分割され、分散管理される分割情報、3は  $N$  個の分割情報 2 中  $K$  個以上より再生されるデータベース 4 は元の情報列  $t(x)$  を  $N$  個に分割する符号化器、5は  $K$  個以上の分割情報 2 より元の情報列  $t(x)$  を再生する復号器である。符号化器 4 は第2図に示すように並列に入力をする複数のガロアフィールド  $G(F_2)$  上の  $G(F_2)$  除算器 6 からなり、復号器 5 は第3図に示

すように、 $G(F_2)$  乗算器 7、 $G(F_2)$  除算器 8 及び  $G(F_2)$  乗算器 9 の並列回路からなり、 $G(F_2)$  乗算器 9 の各出力を加算する  $G(F_2)$  加算器 10 で加算して元の情報列  $t(x)$  を出力する。

一般に、元の情報列  $t(x)$  を  $N$  個に分割し、そのうち任意の  $K$  個以上を集めると元のデータが再生できるかという問題は、 $(K, N)$  しきい値問題として呼ばれている。この発明では次の整数における中国人の剩余定理を多項式版に拡張したものを利用することによりこの問題を解いている。

(a) 整数における中国人の剩余定理について説明する。

$m_i (i=1, 2, \dots, r)$  を互いに素である整数とし、

$$M = \prod_{i=1}^r m_i$$

とおく。この時、任意の整数  $a_i (i=1, 2, \dots, r)$  が与えられるとすると、

$$t \equiv a_i \pmod{m_i}$$

$$0 \leq t < M$$

を満たす整数  $t$  はただ 1 つ必ず存在する。

例えば、 $m_1 = 5, m_2 = 6, m_3 = 7$  とすると、 $M = 210$  となる。

$a_1 = 2, a_2 = 4, a_3 = 1$  とすると、 $t = 22$  となる。

すなわち

$$\begin{cases} 22 \equiv 2 \pmod{5} \\ 22 \equiv 4 \pmod{6} \\ 22 \equiv 1 \pmod{7} \\ 0 \leq 22 < 210 \end{cases}$$

が成立する。

(b) 多項式における中国人の剩余定理について説明する。

$m_i(x) (i=1, 2, \dots, N)$  を互いに素であるガロアフィールド  $2 (GF(2))$  上の多項式とする。

$$M(x) = \prod_{i=1}^k m_i(x) \quad \dots \dots \dots \quad (4)$$

とおく。

任意の多項式  $a_i(x) (i=1, 2, \dots, K)$  が与えられた時、

$$t(x) \equiv a_i(x), \pmod{m_i(x)} \quad \dots \dots \dots \quad (5)$$

$$\text{次数 } t(x) < \text{次数 } M(x) \quad \dots \dots \dots \quad (6)$$

を満たす多項式の元の情報列  $t(x)$  はただ 1 つ必ず存在する。

上記の多項式に拡張された中国人の剩余定理により次の関係を導くことができる。

$t(x)$  を  $m_i(x) (i=1, 2, \dots, N)$  で割った余りを  $a_i(x)$  とする。この時、 $t(x)$  は  $N$  個の  $a_i(x)$  の中から任意に選んだ  $K$  個の  $a_i(x) (i=1, 2, \dots, K)$  から次のように再生できる。

$$t(x) \equiv \sum_{i=1}^k \frac{M(x)}{m_i(x)} \cdot t_i(x) \cdot a_i(x), \pmod{M(x)} \quad \dots \dots \dots \quad (7)$$

但し、

$$t_i(x) \equiv \frac{M(x)}{m_i(x)} \cdot t_i(x) \equiv 1, \pmod{m_i(x)} \quad \dots \dots \dots \quad (8)$$

これらの関係式を第1図のシステムに対応させると、 $m_i(x)$  は  $N$  分割を特徴づける多項式、 $K$  は再生個数、 $a_i(x)$  は  $N$  個の分割情報 2 、 $t(x)$  は元の情報列に対応する。

いま、 $m_i(x) (i=1, 2, \dots, N)$  がすべて  $d$  次

$$a_2(x) \equiv t(x) \bmod m_2(x) \equiv x^3 + x + 1 \rightarrow 1011 \dots \quad (13)$$

$$a_3(x) \equiv t(x) \bmod m_3(x) \equiv x^3 + x^2 + x + 1 \rightarrow 1111 \dots \quad (14)$$

の多項式とすると、 $t(x)$ は式(4)と式(6)の関係より  
 $dK-1$ 次の多項式すなわち、元の情報列 $t(x)$ は $dK$ ビットの情報量となる。また $a_1(x)$ は $m_1(x)$ で割つた余りであることから、 $d-1$ 次の多項式すなわち、分割情報2は $d$ ビットの情報量となる。従つて、各分割情報2の情報量は元の情報列 $t(x)$ のものの $1/K$ となつてゐることがわかる。

例えば $N=3$ 、 $K=2$ とすると、互いに素な4次( $d=4$ )のGF(2)上の多項式を3つ選ぶ。

$$m_1(x) = x^4 + x + 1 \dots \dots \dots \quad (9)$$

$$m_2(x) = x^4 + x^2 + 1 \dots \dots \dots \quad (10)$$

$$m_3(x) = x^4 + x^3 + 1 \dots \dots \dots \quad (11)$$

もとのデータベース1の情報列を $dK$ ビット、すなわち8ビットずつブロック化し、符号化器4により分割符号化する。仮に1つのブロック化した情報列が10100011とすると、

$$t(x) = x^7 + x^5 + x + 1$$

と表わされる。更にこの時の分割情報2は3個のGF(2)除算器6の剰余として

$$a_1(x) \equiv t(x) \bmod m_1(x) \equiv x^3 + x^2 + x \rightarrow 1110 \dots \quad (12)$$

と分割符号化される。このようにして、4ビット(元の情報列 $t(x)$ の $1/K = 1/2$ の情報量)の分割情報2が $N$ 個、すなわち3個できる。これを復号する前に式(8)の $t_i(x)$ を計算しておく。

(i) 再生時に $a_1(x)$ と $a_2(x)$ を使う場合

$$t_1(x) = x^2 + x + 1 \dots \dots \dots \quad (15)$$

$$t_2(x) = x^2 + x \dots \dots \dots \quad (16)$$

(ii) 再生時に $a_2(x)$ と $a_3(x)$ を使う場合

$$t_2(x) = x + 1 \dots \dots \dots \quad (17)$$

$$t_3(x) = x \dots \dots \dots \quad (18)$$

(iii) 再生時に $a_3(x)$ と $a_1(x)$ を使う場合

$$t_3(x) = x^3 + x + 1 \dots \dots \dots \quad (19)$$

$$t_1(x) = x^3 + x^2 \dots \dots \dots \quad (20)$$

最後に任意の $K$ 個の分割情報2より元の情報列 $t(x)$ を復号器5により復号する場合を説明する。

(i)  $a_1(x)$ と $a_2(x)$ より復号する場合

式(7)に式(9), (10), (12), (13), (15), (16)を代入して、

$$t(x) \equiv m_3(x)t_2(x) + a_2(x)t_1(x) + m_2(x)t_3(x) + a_3(x) \equiv x^7 + x^5 + x + 1 \dots \dots \dots \quad (21)$$

$$\bmod m_1(x)m_2(x) \quad \} \dots \dots \dots \quad (21)$$

(ii)  $a_2(x)$ と $a_3(x)$ より復号する場合

式(7)に式(10), (11), (13), (14), (17), (18)を代入して、

$$t(x) \equiv m_3(x)t_2(x) + a_2(x)t_1(x) + m_2(x)t_3(x) + a_3(x) \equiv x^7 + x^5 + x + 1 \dots \dots \dots \quad (22)$$

$$\bmod m_2(x)m_3(x) \quad \} \dots \dots \dots \quad (22)$$

(iii)  $a_3(x)$ と $a_1(x)$ より復号する場合

式(7)に式(9), (11), (12), (14), (19), (20)を代入して、

$$t(x) \equiv m_1(x)t_3(x) + a_3(x)t_2(x) + m_3(x)t_1(x) + a_1(x) \equiv x^7 + x^5 + x + 1 \dots \dots \dots \quad (23)$$

$$\bmod m_3(x)m_1(x) \quad \} \dots \dots \dots \quad (23)$$

以上のように復号した結果、式(21)(22)(23)はいずれの場合も元の情報列 $t(x)$ を正しく再生し、元のデータベース1と同一内容のデータベース3を再生することができる。

式(21)の復号動作を第3図において説明する。復号器5に入力される2個の分割情報2である $a_1(x)$ 及び $a_2(x)$ は、GF(2)乗算器7により $t_1(x)$ ,  $t_2(x)$ ,  $t_K(x)$ と乗算され、それぞれ $t_1(x)a_1(x)$ 及び $t_2(x)a_2(x)$ となつて出力される。次に式(21)の $\bmod m_1(x)m_2(x)$ なる関係を保つためGF(2)除算器8に入力され、 $m_1(x)$ ,  $m_2(x)$ ,  $m_K(x)$ により除算され、それぞれの剰余が出力

され、更にGF(2)乗算器9により

$$\prod_{i=1, i \neq 1}^K m_1(x), \prod_{i=1, i \neq 2}^K m_2(x), \prod_{i=1, i \neq K}^K m_K(x) \text{により乗算さ}$$

れてそれぞれ $m_2(x)t_1(x)a_1(x)$ 及び $m_1(x)t_2(x)a_2(x)$ の出力となる。最後にGF(2)加算器10によりそれらを加算した結果として元の情報列 $t(x)$ が得られる。

この発明では分割情報2が元の情報列 $t(x)$ の $1/K$ の情報量しかないとため、 $K$ 個未満の分割情報2からは元の情報列 $t(x)$ は正しく再生できないことは明らかである。逆に、 $K$ 個を越えた分割情報からは、式(7)により、再生された元の情報列 $t(x)$ とオール"0"の情報系列から成る付属情報が得られ、この付属情報がオール"0"かどうかをチェックすることにより、元の情報列を正しく再生できたかどうかを判定することができる。

[発明の効果]

以上のように、この発明によれば、 $N$ 個の分割情報のうち任意の $K$ 個を集めれば元の情報列が再生でき、 $K-1$ 個以下では元の情報列が再生できず、更に $K+1$ 個以上であれば元の情報列が正しく再

生できたかどうかをチェックできるので、分割された情報の機密性、分割された情報の紛失・盗難等に対する情報の再現性、分割された情報の改ざん、ノイズ誤りに対する誤り検出及び訂正能力を特徴とする新しいデータの分散管理システムを構築することができる効果がある。

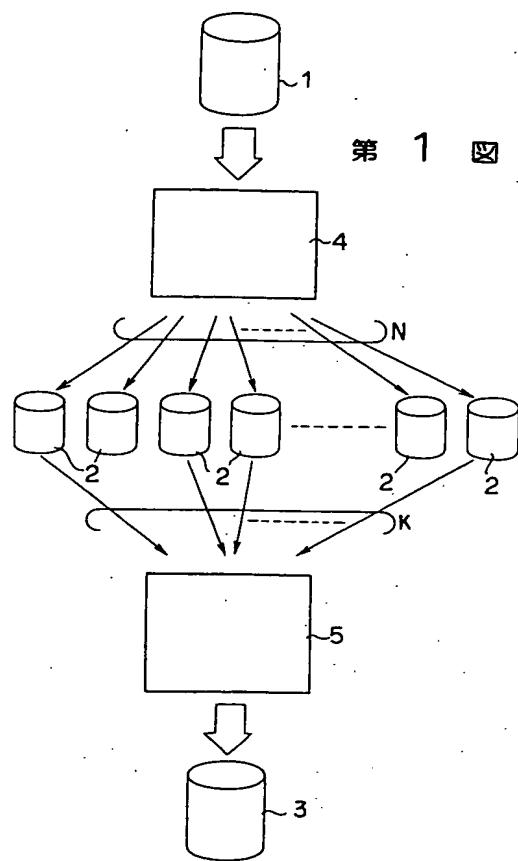
#### 4. 図面の簡単な説明

第1図はこの発明の一実施例によるデータ保護管理システムのプロック図、第2図は第1図に示す符号化器のプロック図、第3図は第1図に示す復号器のプロック図である。

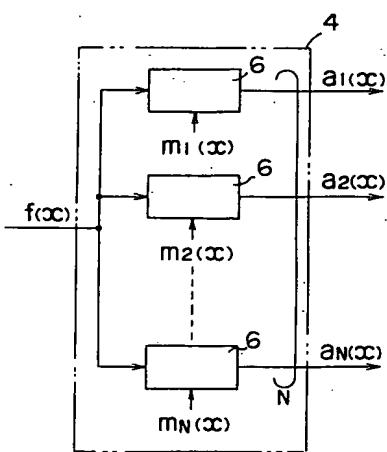
1 … データベース、2 … 分割情報、3 … データベース、4 … 符号化器、5 … 後号器、6, 8 … GF(2)乗算器、7, 9 … GF(2)乗算器、10 … GF(2)加算器。  
(2)除算器、7, 9 … GF(2)乗算器、10 … GF(2)加算器。

なお、図中、同一符号は同一、又は相当部分を示す。

特許出願人 三菱電機株式会社  
代理人 弁理士 田澤博昭  
(外2名)



第2図



第3図

